

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 02-054327

(43) Date of publication of application : 23.02.1990

(51)Int.Cl.

G06F 3/08

G06F 3/06

G11B 27/00

(21)Application number : 63-206887

(71)Applicant : VICTOR CO OF JAPAN LTD

(22)Date of filing : 19.08.1988

(72)Inventor : KITAMURA KUNIKO

(54) CONTROL SYSTEM FOR DISK DATA

(57)Abstract:

PURPOSE: To set a postscript type disk under the same control as a reversible medium of a general-purpose operating system by updating a file allocation table and all areas of a directory for each sector and adding together the final information of each configuration sector to refer the whole area.

CONSTITUTION: The file allocation tables(FAT) 10 and the directory areas 11 are added and updated every time a file is read and written. Then the logical sector numbers is read out of the pointers for each sector when the FAT part 10 is read. If this pointer is equal to ϕ , i.e., no data is written, the initialization information is sent to a system. When the FAT part 10 is written, the logical sector addresses are written out of the pointers for each sector. Then an address is newly set by reference to a pointer in the case the pointer is equal to ϕ . The areas 11 are updated in the same way as the FAT 10. Then the information to be newly stored and added are recorded to the new sector following the recorded sector for each sector. Then the final information of each configuration sector are added together for reference to the entire area.



⑬ 日本国特許庁(JP)

⑭ 特許出願公開

⑯ 公開特許公報(A) 平2-54327

① Int. Cl.³

G 06 F 3/08
3/06
G 11 B 27/00

識別記号

3 0 1 J A

庁内整理番号

F 6711-5B
J 6711-5B
A 8726-5D

④ 公開 平成2年(1990)2月23日

審査請求 未請求 請求項の数 1 (全1頁)

② 発明の名称 ディスクデータの管理方式

③ 特 願 昭63-206887

③ 出 願 昭63(1988)8月19日

⑤ 発 明 者 北 村 公 仁 子 神奈川県横浜市神奈川区守屋町3丁目12番地 日本ビクター株式会社内

⑥ 出 願 人 日本ビクター株式会社 神奈川県横浜市神奈川区守屋町3丁目12番地

明 細 書

1 発明の名称

ディスクデータの管理方式

2. 特許請求の範囲

進取型のメディアを用いて、汎用のオペレーティングシステムからリパシブルなメディアと同じディスクデータの管理を行なわせるために、FAT及びディレクトリの全領域をセクタ単位で更新し、各構成セクタの最終情報を加算して領域全体を参照するようにしたことを特徴とするディスクデータの管理方式。

3. 発明の詳細な説明

(産業上の利用分野)

本発明は、ディスクデータの管理方式に係り、特に近年その大容量性、アクセススピード、データ転送速度の速さなどからプログラムソフトなどのコンピュータデータだけでなく、画像データや音楽データ等各種データの記録媒体として注目されている進取型(Write/Once以下W/Oと称す)ディスクに好適なディスクデータの管理方式に関

する。

(従来の技術)

従来よりコンピュータプログラム等のデジタルデータを記録するための記録媒体(メディア)として、例えばフロッピーディスク、ハードディスク等のディスクが広く用いられている。これらディスクは、コンピュータに接続されているオペレーティング・システム(OS)によってその記録形式が異なり、異なったOS同志の間では互換性がないのが普通であるが、いずれのOSでも外部記憶装置はデータの消去、書き込みが可能なことを前提としており、又、ディスクの記憶領域を記録データを記録するファイル領域とそのデータに関する情報を記録するディレクトリ領域とが明確に分割され、予じのフォーマットingされている。

第10図は例えばフロッピーディスク等のフレキシブルディスク上の記録領域の概略を示しており、例えば同図の上部がフレキシブルディスクの外周部に対応し、下部が内周部に対応する。予め

(例) 領域1はシステムが必要なデータを記録する領域であり、ユーザーは使用出来ない。2はFAT (File Allocation Table) であり、この2はファイルの配置に関するデータを記録する領域である。3はディレクトリ (DIR) 領域であり、この3にはファイル領域4に記録されたデータファイルの日付、ファイル名などが記録される。以下具体的な実施例につき第10図、第11図を参照して説明する。

まず、実際にデータを格納するファイル領域4を便宜上複数のブロックに分け、そのブロックに2以降順次番号を付す。

次にFAT領域2として、例えば1ブロックを12ビットで表わす場合には(ブロックの個数+2)×12ビットのデータ容量を確保し、DIR領域3として1ファイルにつき32バイトの固定領域を確保する。ここで各領域の容量は、セクタサイズの倍数になる。

1ファイルを作成する手順としては、まずファイル名とデータが格納されるファイル領域4にお

ける最初のブロック番号を固定長のDIR領域3に記録し、次にデータをファイル領域4の所定ブロックに格納し、データが複数ブロックにまたがる時はそのチェーン情報をFAT領域2に記録する。

このように汎用のOSはFAT、ディレクトリ (DIR) という領域をディスク上及びメインRAM上に持ち、データのリード (Read) /ライト (Write) 時には、その領域を追加更新することによってファイルの管理を行っている。なお、ディスク上のデータのリード/ライトはセクタと呼ばれる固定長を1単位として行なう。この管理方法は、自由にリード/ライト可能なメディアを想定して行なわれているため、(FATとディレクトリエリアを順次に書き換える) 1度しか書き込めない追記型光ディスクにはそのままでは用いることはできない。

第11図は、リバーシブル型のディスク内部でのFAT及びディレクトリ領域の構造を示すものであり、この図より明らかな如くFAT2a、

2b及びディレクトリ領域3aは、それぞれ複数のセクタより構成されていることがわかる。例えば、この図ではFAT領域が3セクタ (第1セクタ〜第3セクタ)、ディレクトリ領域が4セクタ (第1セクタ〜第4セクタ) から成っている。この場合、FAT領域は重要なファイルのチェーン情報を扱うので信頼性をあげるため、同じ内容を2回書き込む。(第1FAT(2a)と第2FAT(2b)が存在する。) なお、以下の説明において、FATやディレクトリの各セクタをFAT第1セクタ、FAT第2セクタと呼ぶことがある。

ところで、追記型の光ディスクは大容量性、操作の容易さなどからその応用範囲も広がっており、この追記型光ディスクはデータを所定のセクタ及びブロックを単位として例えば内周部から外周部へ向って記録する。

(説明が難ししようとする課題)

しかしながら、追記型光ディスクは開発されてからの期間が短いこともあり、データの記録機

式は必ずしも統一されてはいなく、いくつかのメーカーでは独自のファイル管理方法を採用しているというのが現状である。

この追記型光ディスクに対して前記フレキシブルディスクと同様な管理方法を用いて管理しようとする、ファイル領域以外の領域 (例えばディレクトリ領域) はOSによって予め定められており、消去不能な追記型光ディスクでは書き換えが出来ないためファイルの管理がでなくなる。例えばディレクトリ領域3、3aなどは1回でフルとなる。すなわち、従来のOSでは対応できない。このためファイル領域4に未記録の領域があっても不要なディレクトリ領域3、3aを消去できないことによってファイル領域4にもそれ以上ファイルすることができなくなる。

本発明は上記の点に鑑みられたものであり、①追記型光ディスクを含むフレキシブルディスク以外のディスク状記録媒体のファイル領域を効率的に利用し得ること及び②汎用OSに対し追記型光ディスクを透明化するためのディスクデータの

管理方式を提供することを目的とする。
(課題を解決するための手段)

本発明は追記型のメディアを用いて、汎用のオペレーティングシステムからリパシブルなメディアと同じディスクデータの管理を行なわせるために、FAT及びディレクトリを全領域をセクタ単位で更新し、各構成セクタの最終情報を加算して領域全体を参照するようにしたディスクデータの管理方式を提供するものである。

(実施例)

第1図は、本発明方式で得られた追記型ディスクの領域の割りつけを示す概略図、第2図は、従来のディスクと本発明方式で得られた追記型ディスクの割りつけ後のディスク領域の対応を示す概略図であり、これは追記型のメディアにおいて、汎用OSからリパシブルなメディアと同じファイル管理を行なわせるために領域に書き換えを行なう回数分予備の領域をディスク上に確保することによって実現したものである。

なお、本発明においてディスク上のデータのリ

ード/ライトはセクタと呼ばれる固定長を単位として行なうことは従来通りである。

第1図、第2図において、FAT10及びディレクトリ領域11は前述した如くファイルのリード/ライトが行なわれる際に追加更新される領域である。

本発明は追記型のメディアに対応するためにこれらの領域の書き換えを行なうのに十分な容量を連続して固定的にディスクの隣接領域に確保したのである。

以下第1図、第2図を用いて各領域ごとにその説明をする。まず、メディアの全領域の割りつけにおいてディレクトリ領域11より説明を始める。

ディレクトリ領域11は、ファイル名を格納する領域で1ファイルの登録につき固定長(32バイト)ずつデータが追加更新されるものとして管理するファイルの個数分書き換えられるように領域が確保してある。よってディレクトリ第1セクタがフルになる迄の書き換え回数は(1セクタ長/32バイト)回となる。従って、ディスク上に

は(ディレクトリ1セクタの書き換え回数×ディレクトリセクタの数)セクタ分の領域をとり、これを従来方式の各セクタ毎に対応させている。しかしながら、実際に汎用OSからファイルを登録するときなどはファイルのオープン時及びクローズ時において2個ディレクトリ領域の書き込みを行っている。この書き込みを順次行なうと1回のファイル作成につき2セクタ分の書き換え領域が必要となり膨大な予備エリアが必要とされる。

(第3図参照)そこで以下のようにDIR領域の書き込み制御を行なう。すなわち、汎用OSから1つのファイルを登録する時次のような手順でその処理を実行する。

FAT領域のリード(Read)→DIR領域のリード→DIR領域のライト(Write)→ファイル領域のライト→FAT領域のライト→ファイル領域最終セクタのライト→DIR領域のライト

最初のファイルオープン時のDIR領域の書き込みにおいてはファイル名、ファイル作成日時、情報をディスク上の領域に格納し、クローズ時の

DIR領域の書き込みにおいてはファイルの総容量を追加更新している。

従って、ディスク上に種々データとしては最終的なDIR内容のみでよく、また1回目と2回目の間にDIR領域の参照も行なわれていないので1回目の情報は必ずしも記録する必要がない。(第4図参照)。そこで、クローズ時のみDIRの情報をディスクに書き込むように第5図に示したようにフラグを用いて制御した。すなわち論理セクタ判定部としてFAT①、DIR②、③、FILE④の4つの領域を設定し、

領域①としては FAT=FILEフラグ=1
領域②としては DIRかつFILEフラグ=0
→Write=0(書き込み省略)
→FILEフラグ=0

(FILEフラグリセット)

領域③としては DIRかつFILEフラグ=1
→Write=1(書き込み)
→FILEフラグ=0

(FILEフラグリセット)

領域④としては、FILEフラグ=1とした。これによって、ディスク上にDIR領域として確保する領域が半減しディスクスペースが有効活用が可能になった。

なお、ディレクトリ領域11とファイル領域12との間には例えばディスクの5トラック分に相当する空白セクタ部13を設けた。これは、ディレクトリ領域11とファイル領域12の境界の検出時間を短縮するために設けたものである。

次にFAT領域10について第1図、第2図を参照して説明する。FATはデータの保存ブロックのチェーン情報を格納する領域であり、書き込みデータのサイズ(容量)にしたがって情報量が可変長に増加する。よって、FAT第1セクタの最大書き換え回数は全ファイルのデータ容量が1ブロック以内であったと仮定し、FATのデータを12ビットとすることにより(1セクタ長/12ビット)回となる。ディスク上には従来方式の各セクタ毎にこの最大書き換え回数分のセクタプラス5トラック分の空白セクタ部13が必要に

なる。空白セクタ部13の用法についてはディレクトリ領域11の場合と同様である。

一方、1ファイルを登録する毎にFATを1回更新するとすれば、FAT領域全体の書き換え回数はOSが管理できるファイルの数と等しくなる。従って、FAT領域全体に必要な最小セクタ数は(登録可能ファイル数) + (空白セクタ) × nとなる。

本発明方式によれば、FAT領域全体の容量を最小とするために、第2～第nの各FATセクタの開始アドレスを固定的にとらず以下の方法を選んだ。すなわち、FATは1回の更新で可変長にデータが追加されるため、何回更新すれば1セクタの情報量が超過してFATの第2セクタに記録されるかがわからない。そこで、FAT第1セクタの情報量が1セクタ長を超過し、それ以降のデータはFAT第2セクタ以降に記録されるようになった時点で始めてFAT第1セクタの最終アドレスに5トラック分のセクタ数を追加した値をFAT第2セクタの開始アドレスとして登録する。

このように、未確定な各FATセクタの書き換え回数をFAT領域10内で次のFATセクタの開始アドレスを自由に動かすことによって吸収した。

次に、第6図及び第7図を用いてシステムの起上げ時に処理し、FAT及びディレクトリの全領域をセクタ単位で更新し、各構成セクタの最終情報を加算して領域全体を参照するようにした例について説明する。ここで第6図はFAT領域の更新方法を示す概略図、第7図はディレクトリ領域の更新方法を示す概略図である。

前記した如くディスク上のデータのR/W(リード/ライト)はセクタと呼ばれる固定長さの単位として行なう。FAT及びDIR領域はそれぞれ複数のセクタより構成される。

FAT及びDIRの情報の更新はそれまでの情報と新規に追加した情報を合わせたものをセクタ単位でFAT及びDIRの再起録領域の次の新しいセクタに記録することで行なう。情報量が1セクタを超過した場合には、その超過分を第2セク

タとして新規に固定アドレスを付け、その番地以下に順次書き込む。最新の更新セクタの内容は、ポインタ部によって管理されているが、システム起上げ時にディスクの内容から最新セクタアドレスをポインタ部に格納する方法を以下のようにして実現した。まずFAT領域につき第5図を参照して説明する。FATの第1セクタの開始アドレスは予めシステムが固有値として設定しておく。

システムは起上げ時に、この固有アドレスから連続して記録されているセクタ数を調査し、書き込みが行なわれている最後のセクタを第1セクタの最新内容としてそのアドレスをポインタ部に格納する。

次の第2セクタの開始アドレスを第1セクタの最終アドレスから5トラック分のセクタ数を足した値とする。これは連続記録セクタを調査する時、その検出時間を短縮するために各セクタの境界に5トラック分の空白セクタを設けたためである。

第2セクタ開始アドレス以降の連続記録セク

数を調査し、その最後のセクタのアドレスを第2セクタの最新内容としてポインタ部にそのアドレスを格納する。以下のセクタについても同様である。

第2セクタ以降、連続記録セクタ数を調査してそれが0であった場合は、記録が行われていないセクタという意味でポインタ部に0を代入する。

FAT部は第1セクタから第nセクタまで順次書き込みが行なわれるので最初に未記録のセクタを検出すればそれ以降のセクタは未記録ということになり、連続記録セクタ数の調査の必要がなくなり、システム起き上げの大幅な時間短縮が図れる。

システムは起き上げ時にFATの各セクタの読み出しを行なうが、このように起き上げ時の時間短縮を行なうために、また、ディスクのスペースを有効に活用するために、各セクタの開始アドレスは固定的にとったり、その最初のセクタを初期化する方法はとらなかった。

従って、システムが未記録のセクタの読み出し

要求をした場合は(ポインタの内容が0)実際にディスクの内容を読まずにFATのセクタの初期化情報をシステム側に転送している。

また、これ以外に全領域をスキャンしてセクタが一杯になっているデータを基める方式も可能であるが、これによれば書き込み回数に相当するスキャンが必要となる。

しかしながら、記録部と未記録部の境界を検出できるモードを装置に持たせてやることにより、記方法よりはるかに短時間に必要ないディレクトリ又はFATセクタは検出できるものである。

次にD1R領域について第7図を参照して説明する。D1R領域についても第1セクタの開始アドレスはシステム固定値として設定する。

D1R領域は、FAT領域と異なり1回の更新が固定バイト長(32バイト)で行なわれる。従って、1セクタの書き換え回数は(セクタ長/32)回となることによって第mセクタまでの開始アドレスが固定できる。そこで、各セクタの最終アドレスを求めるのにFATのようにセクタ毎

に連続記録セクタ数を検出することをせずに、D1R領域全体で連続記録セクタ数を求め第mセクタ開始アドレスの1つ手前のアドレスを第(m-1)セクタの最終アドレスとして限定する。

このようにして、連続記録セクタ数の調査回数を減らすことによりシステム起き上げ時のスピードアップを図っている。なお、第8図は起き上げ処理を行う場合のブロック図であり、ポインタ制御部では連続記録セクタ数を調査し、その結果をFAT部及びD1R部ポインタレジスタに格納する。すべてのレジスタに値を格納してからそれらをFAT管理部またはD1R管理部に引き渡す。

FAT等を構成する各セクタの最新情報が入っているアドレスは第9図のポインタ部により管理されている。

ポインタはFATを構成するセクタの数分だけ用意する。最初に設定する固定アドレスは第1FAT領域10a、第2FAT領域10bとも第1セクタ開始アドレスのみであとのポインタは0で初期化する。ライト(Write)時には記録セク

タの次の新セクタに情報を記録し、このポインタの内容(最新情報のセクタアドレス)を1つ増加する。書き込み情報でFAT第1セクタを超過し、FAT第2セクタに追加記録する場合は、FAT第1セクタの最新アドレスに5トラック分のセクタ数を足した値をFAT第2セクタの開始アドレスとしてポインタ部に登録する。ここで、セクタの境界に5トラック分のブランクセクタを挿入するのはセクタの区切りを検出する時間を短縮させるためである。また、データのリード時には各セクタのポインタを参照することにより実際の最新セクタのアドレスを読み込む。

ただし、ポインタの内容が0である時は、実際にそのセクタについて書き込みが行なわれていないので、システム側にはFATのそのセクタの初期化情報を転送している。これは余分な初期化情報をディスクに記録しないでも済むためのものである。また、各セクタの開始アドレスを固定でなく柔軟性を持たせられるので、FAT領域全体容量の大幅な省力化につながる。

以下、その点を第9図を用いて詳細に説明する。
第9図は、リード(Read)/ライト(Write)時の
ポインタ管理を示すブロック図である。

ここでFAT部10の読み上げ時の処理は前記
しているのでその説明を省略する。

- (1) まずFAT部10のリード時より説明する。
FAT部において各セクタ毎のポインタより論理
セクタ番地の読み込みを行なう。次に、ポインタ
の参照を行ない、ポインタが0(論理セクタ番地
が0)、即ちデータの書き込みが行われていな
い場合は、システムに初期化情報の転送を行なう。
この場合、実際に書き込みがされていないデータ
を、あたかも光ディスクから読み込んだようにし
てシステム側(データ要求側)にデータ転送する。
(2) 次に、上記において、ポインタが0以外の場
合には、光ディスクのデータの読み込みが行なわ
れる。即ち、ポインタの内容が0以外の時は、光
ディスク上にデータが格納されており、ポインタ
はその論理アドレスをさす。

そして、この論理アドレスを物理アドレスに変

換してからデータを読み込む。

- (3) 次にFAT部10のライト時につき説明する。
FAT部において各セクタ毎のポインタより論理
セクタ番地の書き込みを行なう。次に、ポインタ
の参照を行ないポインタが0の場合は新規に書き
込みアドレスを設定する。即ち、書き込み時のポ
インタが0ということは、そのセクタに対して最
初に書き込みを行なう時であり、その場合は、1
つ前のセクタの最初のアドレスを参照論理セクタ
番地として算出し(例えば、FAT部第2セクタの
時はFAT部第1セクタの最終アドレスを参照する)
そのアドレスに5トラック分の空白セクタ数を加
えたアドレスを開始アドレスとしてそのデータを
ポインタ部に書き込む。

- (4) 次に、上記においてポインタが0以外の場合
にはポインタ内容の更新を行なう。即ち、ポイン
タの内容が0以外の時は、今までに書き込みが行
なわれているので、新しい領域にデータを書き
込むと同時に、ポインタの内容を更新する。

次に、ディレクトリ領域11の更新方法につ

き第7図を参照して説明する。

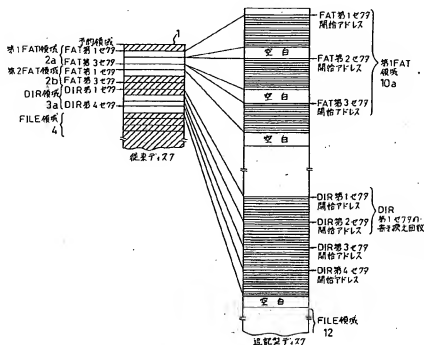
ディレクトリ領域の更新方法も基本的には
FATと同様で現在までの情報に新たに格納すべ
き情報を追加したものをセクタ単位で記録セク
タの次の新規セクタに記録する。情報量の1セク
タ超過分を第2セクタとして記録するもの同様で
各セクタ毎にポインタを付け、各セクタの最新情
報アドレスを前記した第8図のポインタによつて
管理する。ただし、ディレクトリはFATと異な
り1回に更新する情報は32バイトと固定である
ため、各セクタの更新回数はセクタ長より決定さ
れる。すなわち、(1セクタ長/32バイト)回
となる。従つて、ディレクトリ領域においては、
ディレクトリ第1セクタの開始アドレスを設定す
ると必然的に第mアドレスまでスタートアドレス
が決定できる。よつて、FAT領域のようにセク
タの境界ごとにディレクトリセクタ開始アドレ
ス検出のための空白セクタを挿入する必要がなく
ディスクスペースが有効に活用できる。ただし、
ディレクトリ領域とファイル領域の境界には境界

検出のための空白セクタ部13が挿入されている。

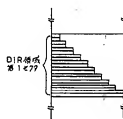
データのライト(Write)時にはポインタの内容
を1つ増加したセクタへ新規情報を書き込む。
リード(Read)時には、各ポインタの内容を参照
することにより、最新のディレクトリ情報セクタ
の内容を読み込む。ポインタの内容が0である時は
は、実際にそのセクタについての書き込みが行な
われていないので、システム側にはディレクトリ
の初期化情報を転送する。これにより余分な初期
化情報をディスクに記録せずに済み、各セクタの
開始アドレスの検出効率が高まる。

(発明の効果)

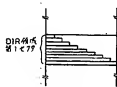
上述の如く本発明によれば、追記型のディス
クを従来のフロッピーディスクやハードディスク等
のメディアと同様に汎用OSの管理下におくこと
ができるので汎用OSで用意されているコマンド
やシステムコール(ソフトウェア割り込み)が行
なえデバイス内のファイルの管理をOSに任せ
ることができ、また、汎用OSのもとで動く各種の
ソフトウェアを追記型ディスク上で動かすことが



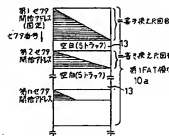
第 2 図



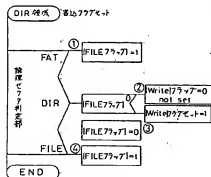
第 3 図



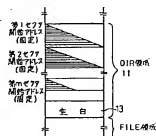
第 4 図



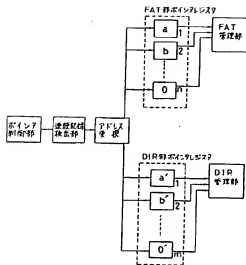
第 5 図



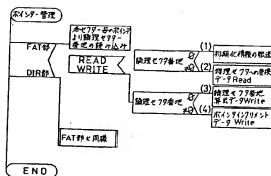
第 6 図



第 7 図



第 8 図



第 9 図

特許庁長官 様

平成元年8月22日

特許庁長官 様

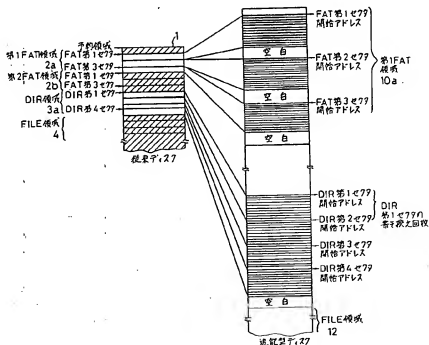
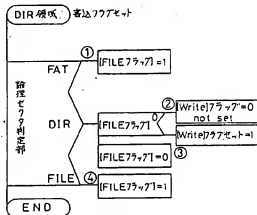
1. 事件の表示
昭和63年特許第206887号
2. 発明の名称
ディスクデータの管理方式
3. 補正をする者
事件との関係 特許出願人
住所 神奈川県横浜市神奈川区守屋町3丁目12番地
名称 (432) 日本ビクター株式会社
代表者 堀木 邦夫
4. 補正命令の日付
自発補正
5. 補正の対象
明細書の発明の詳細な説明の欄

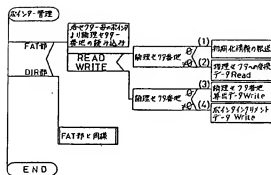
6. 補正の内容

- (1) 明細書第10頁第3行の「データ」を「データと」と補正する。
- (2) 同第13頁第6行の「き上げ時に処理し」を「ち上げ処理」と補正する。
- (3) 同第13頁第13行の「長さ」を「長さ」と補正する。
- (4) 同第14頁第4行、同第15頁第12行、第15行、同第17頁第6行、第7行、同第19頁第4行、同第23頁第15行の「起き」を「起し」と補正する。
- (5) 同第17頁第9行の「セクタ」を「セクタ」と補正する。
- (6) 同第20頁第9行の「最初……参照」を「最終のアドレスを参照して」と補正する。
- (7) 同第20頁第13行の「データ」を「値」と補正する。
- (8) 同第20頁第14行の「込む。」を「込みデータをその開始アドレスセクタに書き込む。」と補正する。

(9) 図面第2図、第5図、第9図を別紙の通り
修正する。

以上。





第 9 図